

Diskreter Logarithmus

Josef Schmeißer und Fabian Grotz

18.05.2016



1 Motivation

2 Gruppentheorie

- Primitivwurzel
- Kleiner fermatscher Satz
- Diskretes Logarithmus-Problem
- Logarithmusgesetze

3 Algorithmen zur Bestimmung des diskreten Logarithmus

- Index-Calculus
- Babystep-Giantstep-Algorithmus

4 Anwendungen in der Kryptographie

- Elgamal-Verschlüsselungsverfahren
- Massey-Omura-Schema

5 Ausblick



Gründe den diskreten Logarithmus näher zu betrachten u.a.:

- Grundlage einiger asymmetrischer Kryptosysteme
- Alternative zum Faktorisierungsproblem
- Basis einiger Schlüsselaustauschprotokolle



Sei (\mathbb{G}, \odot) eine Gruppe, wir definieren:

Definition

- e bezeichnet das neutrale Element
- $\text{ord}(\mathbb{G}) := |\mathbb{G}|$
- Für $\alpha \in \mathbb{G}$ ist $\text{ord}(\alpha) = n$ mit $\alpha^n = e$



Definition

Eine Gruppe \mathbb{G} heißt zyklisch, wenn ein $g \in \mathbb{G}$ existiert, so dass:

$$\forall \alpha \in \mathbb{G} : \exists i \in \mathbb{N} : g^i = \alpha$$

Wir nennen g einen Generator der zyklischen Gruppe.



- Sei (\mathbb{G}, \odot) eine Gruppe und $\alpha \in \mathbb{G}$.
- α sei von endlicher Ordnung.

Definition

$\langle \alpha \rangle$ bezeichnet die von α erzeugte Untergruppe.



Die Euler'sche $\varphi(n)$ -Funktion ist wie folgt definiert:

Definition

Sie gibt für eine natürliche Zahl n an, wie viele zu n teilerfremde natürliche Zahlen existieren, welche nicht größer als n sind:

$$\varphi(n) := \left| \{a \in \mathbb{N} \mid 1 \leq a \leq n \wedge \text{ggT}(a, n) = 1\} \right|$$



Sei \mathbb{G} die prime Restklassengruppe $(\mathbb{Z}/p\mathbb{Z})^\times$ mit der Multiplikation als vorherrschende Operation (gekennzeichnet durch \times).

Definition

Ein Element $\alpha \in \mathbb{G}$ ist eine Primitivwurzel modulo p , wenn gilt:

$$\text{ord}(\alpha) = \varphi(p)$$



Satz (Lagrange)

Sei G eine endliche Gruppe und $H \subset G$ eine Untergruppe. Dann ist $\text{ord}(H)$ ein Teiler von $\text{ord}(G)$.



Satz (Lagrange)

Sei \mathbb{G} eine endliche Gruppe und $\mathbb{H} \subset \mathbb{G}$ eine Untergruppe. Dann ist $\text{ord}(\mathbb{H})$ ein Teiler von $\text{ord}(\mathbb{G})$.

Satz (Fermat)

Sei p eine Primzahl. Für jede nicht durch p teilbare ganze Zahl a gilt:

$$a^{p-1} \equiv 1 \pmod{p}$$



Nachfolgend sei (\mathbb{G}, \odot) eine zyklische Gruppe mit Erzeuger g und $n := \text{ord}(\mathbb{G})$.

Definition

Die diskrete Exponentialfunktion ist gegeben durch:

$$\begin{aligned} \exp_g : (\mathbb{Z}/n\mathbb{Z}, +) &\rightarrow \mathbb{G} \\ k &\mapsto g^k \in \mathbb{G} \end{aligned}$$



Definition

Der diskrete Logarithmus bestimmt das Urbild von \exp_g :

$$\log_g : \mathbb{G} \rightarrow (\mathbb{Z}/n\mathbb{Z}, +)$$

$$x \mapsto \log_g(x), \text{ mit } \exp_g(\log_g(x)) = x$$



Definition

Der diskrete Logarithmus bestimmt das Urbild von \exp_g :

$$\log_g : \mathbb{G} \rightarrow (\mathbb{Z}/n\mathbb{Z}, +)$$

$$x \mapsto \log_g(x), \text{ mit } \exp_g(\log_g(x)) = x$$

Beispiel

Sei $\mathbb{G} = (\mathbb{Z}/13\mathbb{Z})^\times$ und $g = 2$ eine Primitivwurzel modulo 13:

x	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12
$\log_2 x$	0	1	4	2	9	5	11	3	8	10	7	6



Die Logarithmusgesetze gelten auch für den diskreten Logarithmus.

Satz

Sei (\mathbb{G}, \odot) eine zyklische Gruppe, $g \in \mathbb{G}$, $k \in \mathbb{Z}$ und $x, y \in \langle g \rangle$, dann gilt:

- $\log_g(x \odot y) = \log_g(x) + \log_g(y)$
- $\log_g(x^k) = k \cdot \log_g(x)$



Index-Calculus

Eingabe: Eine multiplikative Gruppe $(\mathbb{Z}/p\mathbb{Z})^\times$,
ein Generator g und ein $\alpha \in (\mathbb{Z}/p\mathbb{Z})^\times$.

Ausgabe: Der diskrete Logarithmus $x = \log_g(\alpha)$

Der Algorithmus teilt sich in zwei Phasen:

- 1 Sammeln von Relationen und lösen eines GLS
- 2 Berechnung des diskreten Logarithmus für α



Phase 1:

- 1 Bestimme die Menge $B = \{p_1, \dots, p_k\}$ aller Primzahlen bis p_k mit $p_k < p$.
- 2 Wähle $l \geq k$ zufällige $x_1, \dots, x_l \in (\mathbb{Z}/(p-1)\mathbb{Z}, +)$ mit:
 - x_i und x_j paarweise verschieden für alle $i, j \in \{1, \dots, l\}$ und
 - $g^{x_i} \bmod p$ ist mit B faktorisiert



Wir erhalten l Gleichungen:

$$g^{x_1} = \prod_{i=1}^k p_i^{e_{1,i}} \bmod p$$

$$\vdots$$

$$g^{x_l} = \prod_{i=1}^k p_i^{e_{l,i}} \bmod p$$



Logarithmieren liefert uns lineare Gleichungen:

$$x_1 = \sum_{i=1}^k e_{1,i} \cdot \log_g p_i \bmod (p-1)$$

$$\vdots$$

$$x_l = \sum_{i=1}^k e_{l,i} \cdot \log_g p_i \bmod (p-1)$$

Phase 2:

- 1 Wähle ein zufälliges $x \in (\mathbb{Z}/(p-1)\mathbb{Z}, +)$, sodass: $g^{x_i} \bmod p$ mit B faktorisiert ist.
- 2 Mit Hilfe der $l + 1$ Gleichungen werden die $\log_g p_i$ für $i \in \{1, \dots, k\}$ und $\log_g \alpha$ bestimmt.



Es gilt:

$$g^x \cdot \alpha = \prod_{i=1}^k p_i^{e_i} \bmod p$$

$$\Rightarrow \log_g \alpha = -x + \sum_{i=1}^k e_i \cdot \log_g p_i \bmod (p-1)$$



Babystep-Giantstep-Algorithmus

Theorie

- Gegeben Zyklische Gruppe \mathbb{G} mit Ordnung n , Generator g und ein Element der Gruppe α
- Gesucht ist x sodass $g^x = \alpha$
- setzen $x = i \cdot m + j$
- m sollte in $\lceil \sqrt{n} \rceil$ sein
- ausserdem $0 \leq i < m$ und $0 \leq j < m$



Theorie

$$g^{im+j} = \alpha \Leftrightarrow g^j = a(g^{-m})^i$$



Theorie

$$g^{im+j} = \alpha \Leftrightarrow g^j = a(g^{-m})^i$$

Babystep

Berechne für alle j den Ausdruck g^j . Paare (j, g^j) werden in Tabelle gespeichert



Theorie

$$g^{im+j} = \alpha \Leftrightarrow g^j = a(g^{-m})^i$$

Babystep

Berechne für alle j den Ausdruck g^j . Paare (j, g^j) werden in Tabelle gespeichert

Giantstep

Berechne $(g^{-m})^i$ und vergleiche mit Tabelle. Wenn Treffer, gib $x = im + j$ aus.



Algorithmus in Pseudocode

Eingabe

zyklische Gruppe G der Ordnung n mit einem Generator g und ein Element der Gruppe α

Berechnung

- 1** Setze $m := \lceil \sqrt{n} \rceil$
- 2** Für alle $j \in \{0, \dots, m-1\}$:
 - 1** Berechne g^j und speichere das Tupel (j, g^j) in einer Tabelle
- 3** Setze $t := \alpha$
- 4** Für alle $i \in \{0, \dots, m-1\}$:
 - 1** Suche in der Tabelle nach einem Paar mit $t = g^j$
 - 2** Wenn Paar existiert gib $im + j = \log_g(\alpha)$ aus
 - 3** Wenn nicht: Setze $t := t * g^{-m}$ und fahre fort



Beispiel

- Wir nehmen eine Gruppe G der Ordnung $n = 29$ mit Erzeuger $g = 11$
- Wir wollen den diskreten Logarithmus von $a = 3$ zur Basis g berechnen, also die Lösung von $3 = 11^x \bmod 29$
- Rechnung siehe Tafel



Beispiel

- Wir nehmen eine Gruppe G der Ordnung $n = 29$ mit Erzeuger $g = 11$
- Wir wollen den diskreten Logarithmus von $a = 3$ zur Basis g berechnen, also die Lösung von $3 = 11^x \bmod 29$
- Rechnung siehe Tafel
- Lösung: $\log_{11} 3 = 2 \cdot 6 + 5 = 17$



Laufzeit

Laufzeit

hängt von Liste ab, die m -Einträge nach Babystep Berechnungen hat und durchsucht werden muss.

Mit Hashfunktionen kann Laufzeit gemindert werden.

Dadurch gesamte Laufzeit bei $O(m)$ bzw. $O(\sqrt{n})$

Speicherverbrauch

Speicherverbrauch

hängt von Liste ab, die m-Einträge nach Babystep Berechnungen hat. Dadurch gesamter Speicherbedarf bei $O(m)$ bzw. $O(\sqrt{n})$



Elgamal-Verschlüsselungsverfahren

Elgamal-Verschlüsselungsverfahren

- entwickelt 1985 von Taher Elgamal
- ist ein Public-Key Verschlüsselungsverfahren
- beruht auf Operationen in einer zyklischen Gruppe endlicher Ordnung



Vorbereitungen

Der Empfänger

- 1 wählt eine endliche, zyklische Gruppe G der Ordnung n mit Erzeuger p
- 2 wählt eine zufällige Zahl $a \in \{1, \dots, n-1\}$ mit $\text{ggT}(a, n) = 1$ als privater Schlüssel des Empfängers
- 3 berechnet das Gruppenelement $A = p^a \in G$ als öffentlicher Schlüssel
- 4 veröffentlicht (G, p) und A



Verschlüsseln

Der Sender

- 1 möchte Nachricht $m \in G$ versenden
- 2 wählt $r \in \{1, \dots, n-1\}$ mit $\text{ggT}(r, n) = 1$
- 3 berechnet $R = p^r \in G$
- 4 berechnet $c = A^r \cdot n \in G$
- 5 sendet (R, c) an den Empfänger



Entschlüsseln

Der Empfänger

- berechnet $m = R^{-a} \cdot c \in G$



Entschlüsseln

Der Empfänger

- berechnet $m = R^{-a} \cdot c \in G$

Es gilt: $R^{-a} \cdot c = p^{-ra} \cdot A^r \cdot m = p^{-ra} \cdot p^{ar} \cdot m = m$



Beispiel

Wie nehmen ein Beispiel:

$p = 47$, $g = 5$ werden veröffentlicht

B wählt $b = 29$

A wählt $a = 7$

Nachricht $m = 42$



Decisional Diffie-Hellman-Problem (DDH)

Grundgedanke

Angreifer kann zwischen $\langle g^a, g^b, g^{ab} \rangle$ und $\langle g^a, g^b, g^c \rangle$ nicht unterscheiden, wenn a, b und c zufällig gewählt in $[1, |G|]$.



Massey-Omura-Schema

Überblick:

- Das Verfahren stammt von den Kryptologen James Massey und Jim Omura
- Es basiert auf dem diskreten Logarithmus-Problem
- Hauptsächlich zum initialen Tausch von Schlüsseln geeignet



Massey-Omura-Schema

Überblick:

- Das Verfahren stammt von den Kryptologen James Massey und Jim Omura
- Es basiert auf dem diskreten Logarithmus-Problem
- Hauptsächlich zum initialen Tausch von Schlüsseln geeignet

Besonderheit: Es existiert weder ein öffentlicher noch ein gemeinsamer geheimer Schlüssel.



Vorbereitung:

- Wir betrachten die prime Restklassengruppe $(\mathbb{Z}/p\mathbb{Z})^\times$
- Jeder Teilnehmer T wählt ein beliebiges e_T mit:

$$e_T < p - 1 \text{ und } \text{ggT}(e_T, p - 1) = 1$$

- Bestimme d_T (das multiplikative Inverse) mit:

$$e_T \cdot d_T \equiv 1 \text{ mod } (p - 1)$$



Für eine Nachricht $m \in (\mathbb{Z}/p\mathbb{Z})^\times$ gilt nun:

$$\begin{aligned}
 (m^{e_T})^{d_T} &= m^{e_T \cdot d_T} \\
 &= m^{k \cdot (p-1) + 1} \\
 &= m^{k \cdot (p-1)} \cdot m \\
 &= m \bmod p
 \end{aligned}
 \tag{*}$$

Der Schritt (*) folgt aus dem kleinen Satz von Fermat, da:

$$m^{k \cdot (p-1)} \equiv 1 \bmod p$$



Ablauf:

- 1 Verschlüsselung Alice:** Alice wählt eine Nachricht $m \in (\mathbb{Z}/p\mathbb{Z})^\times$ und berechnet den Geheimtext:

$$c_1 = m^{e_A} \bmod p$$

- 2** Alice sendet c_1 an Bob.



Ablauf:

- 1 **Verschlüsselung Alice:** Alice wählt eine Nachricht $m \in (\mathbb{Z}/p\mathbb{Z})^\times$ und berechnet den Geheimtext:

$$c_1 = m^{e_A} \bmod p$$

- 2 Alice sendet c_1 an Bob.
- 3 **Verschlüsselung Bob:** Bob berechnet den Geheimtext:

$$c_2 = c_1^{e_B} \bmod p$$

- 4 Bob sendet c_2 an Alice.



- 5 Entschlüsselung Alice:** Alice hebt mit Hilfe von d_A ihre Verschlüsselung auf:

$$\begin{aligned}
 c_3 &= c_2^{d_A} \bmod p \\
 \Leftrightarrow c_3 &= ((m^{e_A})^{e_B})^{d_A} \bmod p \\
 \Leftrightarrow c_3 &= ((m^{e_A})^{d_A})^{e_B} \bmod p \\
 \Leftrightarrow c_3 &= m^{e_B} \bmod p
 \end{aligned}$$

- 6** Alice sendet c_3 an Bob.



7 Entschlüsselung Bob: Bob entschlüsselt die ursprüngliche Nachricht:

$$m = c_3^{d_B} \bmod p$$
$$\Leftrightarrow m = (m^{e_B})^{d_B} \bmod p$$



Ausblick

Peter Shor veröffentlichte 1994 eine Arbeit zum Thema:
Polynomial-Time Algorithms for Prime Factorization and Discrete Logarithms on a Quantum Computer